下载APP

21｜复制（三）：最早的数据复制方式竟然是无主复制？

2022-03-21 陈现麟

《深入浅出分布式技术原理》 课程介绍 >

讲述：张浩

时长 12:15 大小 11.22M

你好，我是陈现麟。

通过上节课，我们掌握了在部署多数据中心的时候，可以用多主复制的方式，让用户直接读写离自己最近的数据中心的数据，减少用户与数据中心之间的网络延迟，提升用户体验。

当我们的业务面向全球的用户时，这个优点将会变得尤为重要，比如一个北京的用户，访问北京的数据中心，网络时延为毫秒级别，但是当他访问美国的数据中心时，网络时延就是百毫秒级别了，这是影响用户体验的关键点。所以，当极客时间启动全球业务的时候，多主复制是一个可以考虑的方案。

但不论是主从复制还是多主复制，所有的写入操作都必须依赖主节点，如果主节点出现故障，则必须再选举出一个新的主节点后，才能继续提供写服务，否则就将大大影响系统的可用性。那么是否有办法可以让单节点故障时，系统的可用性完全不受到影响呢？

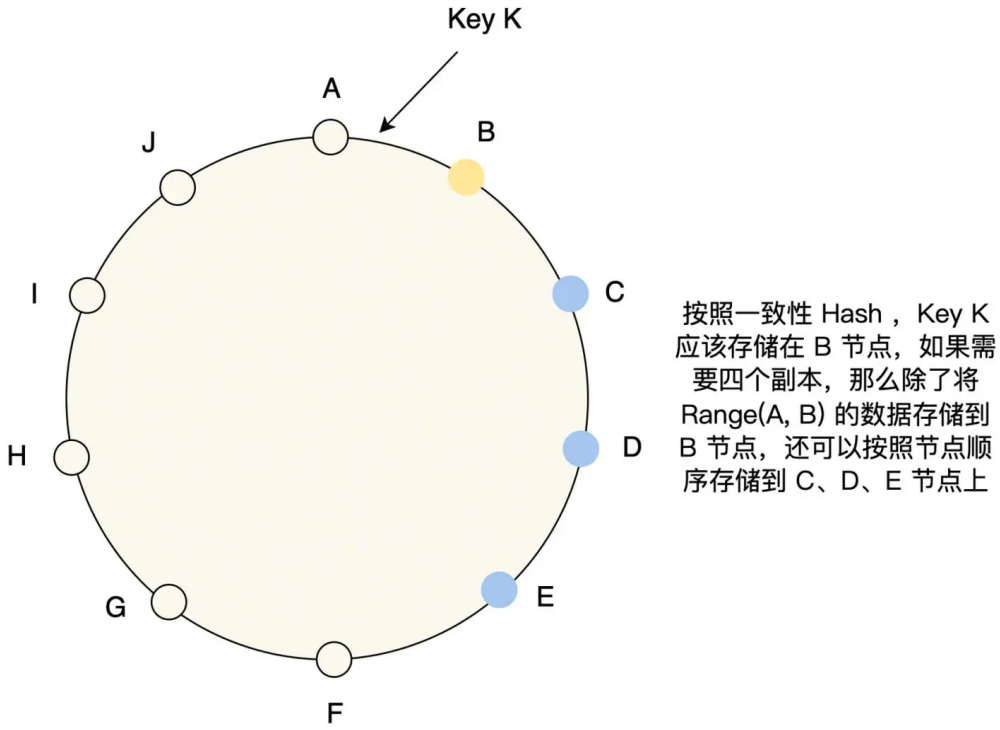
我们可以这样思考一下，既然系统的可用性是由主节点的故障导致的，那么我们是否能去掉主节点和从节点的角色，也就是让系统中所有节点的角色都是对等的，这样是否可以解决问题呢？

其实这就是无主复制的数据复制方式，它确实可以解决由主节点故障，导致的系统可用性问题。虽然无主复制是“复制”系列课程的最后一节，但其实它才是最早出现的数据复制方式。**无主复制又称为去中心复制，只不过在关系数据库出现并且主导后，由于要确保各副本写入顺序的一致性，主从复制开始流行起来，无主复制被大家慢慢遗忘了**。

本节课中，我们将按无主复制的实现方案，面临的问题，以及如何解决这个思路来学习，最后对主从复制、多主复制和无主复制，这三种数据复制的方式进行比较和总结。

如何实现无主复制

无主复制顾名思义，即集群中没有主节点和从节点之分，所有节点的角色都是对等的，每个节点负责存储和处理一定范围的数据，并且由于高可用的要求，每一份数据都需要在多个节点上存储，那么一种常见的处理方式就如下图所示。



从图中可以看到，每一份数据按顺序存储多个副本，每一个节点都会负责多个范围数据的存储，节点 B 存储 Key Range (H，B) 的数据，节点 C 存储 Key Range (I，C) 的数据，节点 E 存储 Key Range (A，E) 的数据。

这里要特别注意，主从复制和无主复制有一个非常大的区别，主从复制先写主节点，然后由主节点将数据变更同步到所有的从副本，从副本数据的变更顺序由主节点的写入顺序决定；但是，无主复制是由客户端或代理程序，直接负责将数据写入多个存储节点，这些存储节点之间是不会直接进行数据同步的。

数据读写

从刚才的讨论中可以看出，无主复制写入数据时，为了数据的高可用，会向多个节点写入多份数据，那么它是等所有的节点都写入成功，客户端才返回成功呢？还是有一个节点写入成功，客户端就返回成功呢？

同样地，读取数据也存在这个问题，每一份数据都有多个副本，那么它是等所有的节点都读取成功，客户端才返回成功呢？还是有一个节点读取成功，客户端就返回成功呢？

这里我们举个例子来讨论一下，假设现在有 3 个副本，如果数据成功写入 1 个副本，那么要确保读请求一定能读取到最新写入的数据，就需要成功读取 3 个副本的数据；如果数据

成功写入 2 个副本，则需要成功读取 2 个副本的数据；如果数据成功写入 3 个副本，那么成功读取 1 个副本的数据即可。

这样就可以得出一个结论，如果要确保读取到最新的数据，读取的副本和写入的副本之间的交集不能为空，只要存在交集，就必定有一个写入的最新副本被读取到，那么我们就可以按如下的方式来定义这个问题。

假设对于每一份数据，我们保存 n 个副本，客户端写入成功的副本数为 w ，读取成功的副本数为 r ，那么**只需要满足仲裁条件 w + r > n 成立，读副本和写副本之间的交集就一定不为空，即一定能读取到最新的写入**。

我们将满足仲裁条件 w + r > n 的 w 和 r 称之为法定票数写和读，这就是 Quorum 机制，你也一定能发现它其实就是抽屉原理的应用。那么对于 w、r 和 n 的值，通常是可以配置的，一个常见的配置选择为，设置 n 为奇数（通常为 3 或 5 ），w = r = (n + 1)/2 向上取整。这个配置的读写比较均衡，比如 n = 5，那么 w = r = 3，读和写都保证 3 个副本成功即可，能容忍 2 个节点故障。

在实际的读多写少的业务场景中，我们假设 n = 5 ，如果想要读性能最高，可以设置 w = n = 5 ，r = 1 ，在读取的时候，只需等待一个节点读取成功即可。但是在写入的时候，需要所有的副本都写入成功，因此它不能容忍节点故障，如果有一个节点不可用，将会导致写入失败。如果 w = 4 ，r = 2 ，那么读性能依然比较高，并且能容忍一个节点不可用，这就是读性能、写性能和可用性之间的权衡。

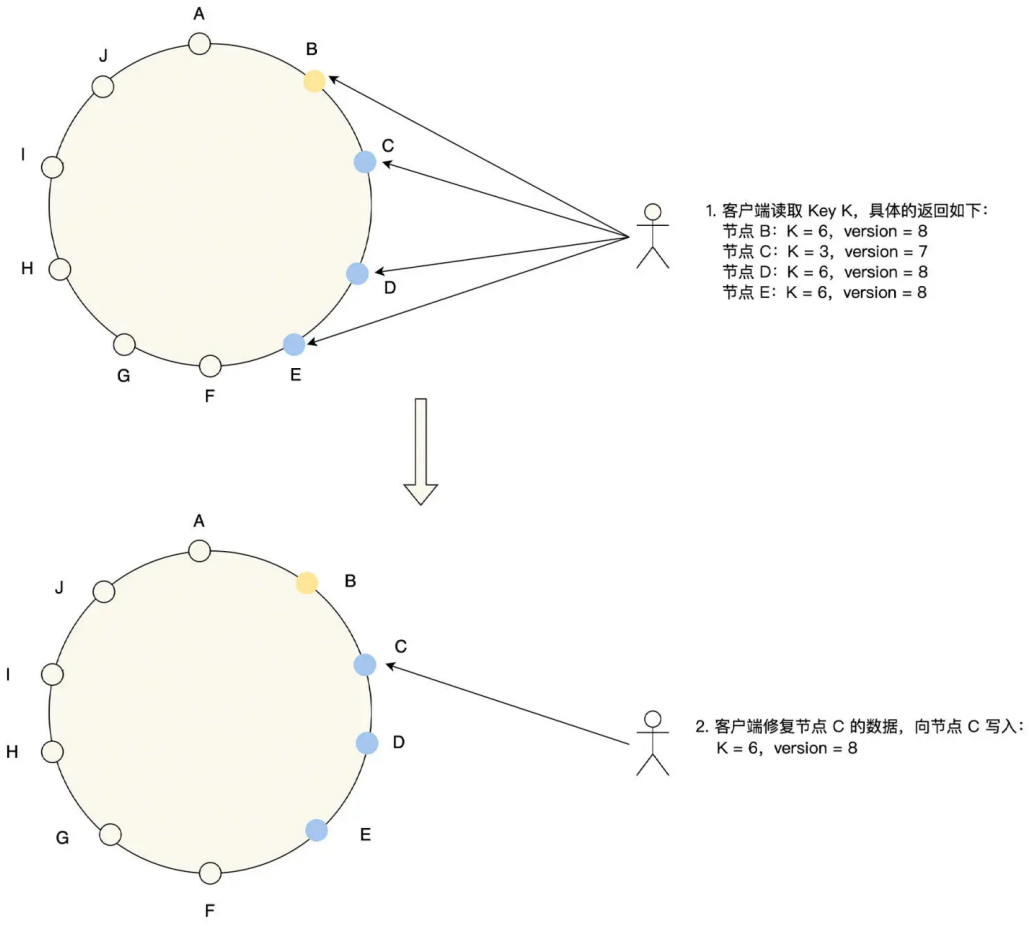
反之也是同样的思路，对于写多读少的业务场景，我们假设 n = 5 ，如果想要写性能最高，那么可以设置 r = n = 5 ，w = 1 ，在写入的时候，只需等待一个节点读取成功即可。但是在读取的时候，需要所有的副本都读取成功，因此它不能容忍节点故障，如果有一个节点不可用，将会导致读取失败。如果 r = 4 ，w = 2 ，那么读性能依然比较高，并且能容忍一个节点不可用。

现在我们可以看出，Quorum 机制通过参数的调整，能够非常方便地适应业务的特点，在读性能、写性能和可用性之间达到平衡。

数据修复

我们知道一个复制模型，应该确保数据最终都能成功复制到所有的副本上，主从复制和多主复制是通过主节点接受数据写入，并且由主节点负责将数据副本，成功复制到所有的从副本来保证的。但是在上文“数据读写”的讨论中，我们了解了当 w < n 时，并不能保证数据成功写入所有的副本中，那么无主复制的这个问题应该如何解决呢？一般来说，有如下的两种方式来实现数据的修复。

首先，是**读修复**。当客户端并行读取多个副本时，如果检测到某一副本上的数据是过期的，那么在读取数据成功后，就异步将新值写入到所有过期的副本上，进行数据修复，具体如下图所示。



极客时间

其次，是**反熵过程**。由存储系统启动后台进程，不断去查找副本之间数据的差异，将数据从新的副本上复制到旧的副本上。这里要注意，反熵过程在同步数据的时候，不能保证以数据写入的顺序复制到其他的副本，这和主从复制有着非常大的差异，同时由于数据同步是后台异步复制的，会有明显的同步滞后。

总体来看，读修复对于读取频繁的数据，修复会非常及时，但它只有在数据被读取时才会发生，那么如果系统只支持读修复，不支持反熵过程的话，有一些很少访问的数据，在还没有发生读修复时，会因为副本节点的不可用而更新丢失，影响系统的持久性。所以，将读修复和反熵过程结合是一种更全面的策略。

一个关键的选择

到这里，我们已经掌握了如何实现一个无主复制的数据系统，不过在这个系统中，还有一个非常关键的选择，如果系统的某些节点发生故障，导致读或写的时候，无法等到系统配置的 w 和 r 个客户端成功返回，我们应该如何处理呢？这里我们可以依据 2 个方案来思考。

当读写无法到达 Quorum 要求的 w 或 r 时，直接返回失败，并且明确地将错误返回给客户端。

在读写的时候，依然是等待 w 和 r 个客户端成功返回，只不过有一些节点不在事先指定的 n 个节点的集合内。比如本课第一幅图中的 Key K，它指定的存储副本集合应该是 B、C、D 和 E，假设 D 出现故障了，那么它的存储集合可以临时修改为 B、C、E 和 F。

你会发现第一个方案，即当系统的故障已经导致仲裁条件不成立时，就返回失败，并且明确地将错误返回给客户端的选择，是一致性和可用性之间的权衡，是为了数据的一致性而放弃了系统的可用性。

对于第二个方案，在数据读写时，当我们在规定的 n 个节点的集合内，无法达到 w 或 r 时，就按照一定的规则再读写一定的节点。这些法定集合之外的数据读写的节点，可以设置一些简单的规则，比如对于一致性 Hash 环来说，可以将读写顺延到下一个节点，作为临时节点进行读写。当故障恢复时，临时节点需要将这些接收到的数据，全部复制到原来的节点上，即进行数据的回传。

通过这个方式，我们可以确保在数据读写时，系统只需要有任意 w 或 r 个节点可用，就能读写成功，这将大大提升系统的可用性。但是这也说明，即使系统的读写能满足仲裁条件 $w + r > n$ ，我们依然无法保证，一定能读取到最新的值，因为新值写入的节点并不包含在这 n 个节点之中。

那么**这个方案叫 Sloppy Quorum ，相比于传统的 Quorum ，它为了系统的可用性而牺牲了数据的一致性**。目前，几乎所有无主复制的存储系统都支持 Sloppy Quorum，但是它在 Cassandra 中是默认关闭的，而在 Riak 中则是默认启用的，所以我们在使用时，可以根据业务情况进行选择。

三种数据复制模式总结

目前，我们已经学习了三种数据复制模式：主从复制、多主复制和无主复制，因为在我们进行存储系统设计时，数据复制是一个非常关键的选择，所以我们再来总结和分析一下，它们的优缺点以及应用场景，具体如下表。

维度	主从复制（同步）	主从复制（异步）	多主复制（异步）	无主复制
可用性	不能容忍单点故障	能容忍单点故障	能容忍数据中心故障	Sloppy Quorum 下，少量节点正常就可用
一致性	主从强一致	主从最终一致	多主之间最终一致	可能存在不一致的情况
应用场景	强一致的场景	能容忍最终一致的场景	多数据中心	高可用、低一致性的场景
具体应用	缓存 Redis（不支持主从同步复制）、关系数据库 MySQL 和 PostgreSQL 、非关系数据库 MongoDB 以及消息队列 Kafka			Cassandra、Dynamo

极客时间

总结

无主复制由于写入不依赖主节点，所以在主节点故障时，不会出现不可用的情况。但是，也是由于写入不依赖主节点，可能导致副本之间的写入顺序不相同，会影响数据的一致性。

在实现无主复制时，有两个关键问题：数据读写和数据修复。数据读写是通过仲裁条件 w + r > n 来保证的，如果满足 w + r > n ，那么读副本和写副本之间就一定有交集，即一定能读取到最新的写入。而数据修复是通过读修复和反熵过程实现的，这两个方法在数据的持久性和一致性方面存在一定的问题，如果对数据有强一致性的要求，就要谨慎采用无主复制。

然后，我们了解了 Sloppy Quorum ，它相比于传统的 Quorum ，为了系统的可用性而牺牲了数据的一致性，这里我们可以进一步得出，**无主复制是一个可用性优先的复制模型**。

最后，我们对比了“复制”系列中，三种数据复制模型的优缺点和应用场景，你可以通过这些对比，更加深刻地理解数据复制，并且依据业务场景做出最佳的选择。

思考题

如果现在有这样的一个业务场景：数据需要有 7 个副本，读写都能容忍一个节点失败，并且读请求远远大于写请求，那么 w 和 r 为多少最合适呢？

欢迎你在留言区发表你的看法。如果这节课对你有帮助，也推荐你分享给更多的同事、朋友。

分享给需要的人，Ta订阅超级会员，你最高得 50 元

Ta单独购买本课程，你将得 20 元

生成海报并分享

赞 2 提建议

© 版权归极客邦科技所有，未经许可不得传播售卖。 页面已增加防盗追踪，如有侵权极客邦将依法追究其法律责任。

上一篇 20 | 复制（二）：多主复制的多主副本同时修改了怎么办？

下一篇 22 | 事务（一）：一致性，事务的集大成者

精选留言 (3)

写留言

雾都

2022-03-21

感谢老师写的这么有条理，这么清晰，每天像追剧一样等更新，能否一次多更新点啊

作者回复: 哈哈，全力以赴，多谢多谢

1

一子三木

2022-03-23

可以用Gossip实现节点间的数据同步。

小达

2022-03-21

w=6,r=2,写请求可以容忍一个节点写失败，但是这样读请求就可以容忍5个节点失败，这是不是违背了前提条件：读写都能容忍一个节点失败

作者回复: 非常正确👍

能容忍 1 个节点失败 的条件是 能容忍 5 个节点失败的子集，所以没有违背前提条件。